

This Page Is Inserted by IFW Operations  
and is not a part of the Official Record

## **BEST AVAILABLE IMAGES**

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- BLACK BORDERS
- TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- FADED TEXT
- ILLEGIBLE TEXT
- SKEWED/SLANTED IMAGES
- COLORED PHOTOS
- BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS
- GRAY SCALE DOCUMENTS

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

**As rescanning documents *will not* correct images,  
please do not report the images to the  
Image Problems Mailbox.**

**THIS PAGE BLANK (USPTO)**

(19)



Europäisches Patentamt  
European Patent Office  
Office européen des brevets



(11) Veröffentlichungsnummer: **0 612 156 A2**

(12)

## EUROPÄISCHE PATENTANMELDUNG

(21) Anmeldenummer: **94106503.9**

(51) Int. Cl.<sup>5</sup>: **H03M 7/42**

(22) Anmeldetag: **12.04.90**

Diese Anmeldung ist am 26 - 04 - 1994 als  
Teilmeldung zu der unter INID-Kode 60  
erwähnten Anmeldung eingereicht worden.

(30) Priorität: **17.04.89 DE 3912605**

(43) Veröffentlichungstag der Anmeldung:  
**24.08.94 Patentblatt 94/34**

(60) Veröffentlichungsnummer der früheren  
Anmeldung nach Art. 76 EPÜ: **0 393 526**

(84) Benannte Vertragsstaaten:  
**AT BE CH DE DK ES FR GB GR IT LI LU NL SE**

(71) Anmelder: **FRAUNHOFER-GESELLSCHAFT  
ZUR FÖRDERUNG DER ANGEWANDTEN  
FORSCHUNG E.V.  
Leonrodstrasse 54  
D-80636 München (DE)**

(72) Erfinder: **Grill, Bernhard  
Am Schwabenweiler**

**D-91207 Lauf (DE)**

Erfinder: **Sporer, Thomas  
Wilhelmshavener Str. 29**

**D-90766 Fürth (DE)**

Erfinder: **Kürten, Bernd  
Eichenstr. 35**

**D-90587 Obermichelbach (DE)**

Erfinder: **Seitzer, Dieter  
Humboldtstr. 24**

**D-91054 Erlangen (DE)**

Erfinder: **Eberlein, Ernst  
Waldstr. 28b**

**D-91091 Grossenseebach (DE)**

Erfinder: **Brandenburg, Karl-Heinz  
Am Europakanal 40  
D-91056 Erlangen (DE)**

(74) Vertreter: **Münich, Wilhelm, Dr.  
Kanzlei München, Steinmann, Schiller  
Wilhelm-Mayr-Str. 11  
D-80689 München (DE)**

(54) **Digitales Codierv Verfahren.**

(57) Beschrieben wird ein digitales Codierv Verfahren für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen, bei dem Abtastwerte des akustischen Signals mittels einer Transformation oder einer Filterbank in eine Folge von zweiten Abtastwerten transformiert werden, die die spektrale Zusammensetzung des akustischen Signals wiedergeben, und diese Folge von zweiten Abtastwerten entsprechend den Anforderungen mit unterschiedlicher Genauigkeit quantisiert und teilweise oder ganz mittels eines Optimalcodierers codiert wird, und bei dem bei der Wiedergabe eine entsprechende Decodierung und Rücktransformation erfolgt.

Das erfindungsgemäße Verfahren zeichnet sich dadurch aus, daß in an sich bekannter Weise ein Codierer verwendet wird, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, daß das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt, und daß zur Reduzierung der Tabellengröße des Codierers entweder mehreren Elementen der Folge oder einem Wertebereich ein Codewort sowie gegebenenfalls ein Zusatzcode zugeordnet werden, und daß ein Teil der Codewörter variabler Länge in einem Raster angeordnet wird, und daß die restlichen Codewörter in die verbleibenden Lücken verteilt werden, so daß ohne vollständige Decodierung oder bei fehlerhafter Übertragung der Anfang eines Codeworts leichter gefunden werden kann.

EP 0 612 156 A2

Die Erfindung bezieht sich auf ein digitales Codiervfahren für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen gemäß dem Oberbegriff des Patentanspruchs 1.

Verfahren gemäß dem Oberbegriff des Patentanspruchs 1 sind beispielsweise aus der DE-PS 33 10 480 oder aus der WO 88/01811 bekannt. Auf die genannten Druckschriften wird im übrigen zur Erläuterung aller hier nicht näher beschriebenen Begriffe ausdrücklich Bezug genommen.

Insbesondere bezieht sich die Erfindung auf das in der WO 88/01811 erstmals vorgeschlagene OCF-Verfahren.

Der Erfindung liegt die Aufgabe zugrunde, digitale Codiervfahren und insbesondere das aus der WO 88/01811 bekannte OCF-Verfahren derart weiterzubilden, daß bereits bei Datenraten von circa 2 bit/ATW eine Codierung von Musik mit einer der Compact-Disc vergleichbaren Qualität und bei Datenraten von 1,5 bit/ATW die Codierung von Musik mit einer Qualität von guten UKW-Rundfunksendungen möglich ist.

Eine erfindungsgemäße Lösung dieser Aufgabe ist mit ihren Weiterbildungen und Ausgestaltungen in den Patentansprüchen angegeben.

Die Erfindung wird nachstehend anhand der Zeichnung näher beschrieben, in der zeigen:

- Fig. 1 ein Spektrum mit ausgeprägtem Maximum,
- Fig. 2 Codewörter in einem festen Raster,
- Fig. 3 die Anordnung wichtiger Nachrichtenteile in einem festen Raster,
- Fig. 4 schematisch den als "Bitsparkasse" dienenden Ringpuffer, und
- Fig. 5 die Häufigkeitsverteilung des Spektrums.

Bei digitalen Codiervfahren für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen wird im allgemeinen so vorgegangen, daß zunächst die Abtastwerte des akustischen Signals in eine Folge von zweiten Abtastwerten transformiert werden, die die spektrale Zusammensetzung des akustischen Signals wiedergeben. Diese Folge von zweiten Abtastwerten wird dann entsprechend den Anforderungen mit unterschiedlicher Genauigkeit quantisiert und teilweise oder ganz mittels eines Optimalcodierers codiert. Bei der Wiedergabe erfolgt eine entsprechende Decodierung und Rücktransformation.

Die Umsetzung der Abtastwerte des akustischen Signals in eine Folge zweiter Abtastwerte kann dabei mittels einer Transformation oder einer Filterbank erfolgen, wobei gegebenenfalls das Ausgangssignal der Filterbank "unter"abgetastet wird, so daß eine Blockbildung wie bei einer Transformation entsteht.

Erfindungsgemäß wird nach Anspruch 1 in an sich bekannter Weise ein Codierer, d.h. eine Codezuordnung verwendet, bei der die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, daß das Codewort um so kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt. Derartige Codierer sind beispielsweise unter der Bezeichnung Huffmancodes bekannt (Anspruch 3).

Ferner werden erfindungsgemäß zur Reduzierung der Tabellengröße des Codierers entweder mehreren Elementen der Folge oder einem Wertebereich ein Codewort sowie gegebenenfalls ein Zusatzcode zugeordnet.

Die gemeinsame Codierung von Spektralkoeffizienten kann dabei auf verschiedene Arten erfolgen: Beispielsweise kann sie im Frequenzraum oder in der Zeitachse vorgenommen werden, wobei dieselben Koeffizienten aus aufeinanderfolgenden Blöcken gemeinsam codiert werden (Anspruch 6). Ferner kann einem Wertebereich in einer Art Grobquantisierung ein Codewort zugeordnet werden. Auch ist eine direkte Codierung eines Teilbereichs möglich, wobei der Rest des Wertebereichs mit einer gesonderten Kennung versehen und zusätzlich der Offset zur Wertebereichsgrenze codiert wird (Anspruch 2).

Der Code wird dabei im allgemeinen einer Tabelle entnommen, deren Länge der Anzahl der Codewörter entspricht. Falls eine große Anzahl von Codewörtern mit einer Wortlänge, die größer als die durchschnittliche Wortlänge ist, eine ähnliche Wortlänge besitzt, können alle diese Codewörter mit einem geringen Verlust an Codiereffektivität durch eine gemeinsame Kennung und einen nachfolgenden besonderen Code, der dem Anwendungsfall angepaßt ist, beschrieben werden. Dieser Code kann beispielsweise ein PCM-Code (pulscode modulation) sein (Anspruch 4). Dieses Verfahren ist insbesondere dann effizient, wenn nur wenige Werte eine große Auftrittswahrscheinlichkeit besitzen, wie es z.B. bei der Codierung von Musik in Spektraldarstellung der Fall ist.

Im folgenden soll dies an einem Beispiel erläutert werden. Dabei sei folgende Wahrscheinlichkeitsverteilung gegeben:

# EP 0 612 156 A2

Wert	Wahrscheinlichkeit
0	50%
1	30%
2	15%
3...15	zusammen 5%, d.h. je 0,38 %

Die Entropie, d.h. die kürzest mögliche mittlere Codelänge beträgt hier 1,83275 bit.

Bei einem derartigen Anwendungsfall ist es von Vorteil, einen Huffmancode zu bestimmen, der die Werte 0,1,2 und eine Kennung (im folgenden mit ESC bezeichnet), in der die Werte 3 bis 15 codiert werden, beinhaltet.

Wert	Huffmancode mit ESC	Huffmancode ohne ESC
0	0	0
1	10	10
2	110	110
3	111+0011	111101
4	111+0100	111110
5	111+0101	111111
6	111+0110	1110000
7	111+0111	1110001
8	111+1000	1110010
9	111+1001	1110011
10	111+1010	1110100
11	111+1011	1110101
12	111+1100	1110110
13	111+1101	1110111
14	111+1110	1111000
15	111+0111	1111001

Bei reiner Huffman-Codierung erhält man eine mittlere Codelänge von 1,89 bit, bei einer Codierung mit ESC dagegen eine mittlere Codelänge von 1,9 bit. Die Codeeffizienz wird bei ESC-Codierung zwar geringfügig schlechter, die Tabellengröße für den Coder und den Decoder aber um den Faktor 4 kleiner, so daß die Geschwindigkeit für den Codier- und Decodiervorgang beträchtlich ansteigt.

Verwendet man als Code nach dem ESC-Wert einen modifizierten PCM-Code, so lassen sich ohne Veränderung der mittleren Codelänge sogar die Werte bis 18 codieren.

Huffmancode  
mit ESC

0  
10  
110  
111+0000  
111+0001  
111+0010  
111+0011  
111+0100  
111+0101  
111+0110  
111+0111  
111+1000  
111+1001  
111+1010  
111+1011  
111+1100  
111+1101  
111+1110  
111+0111

Im Anspruch 5 ist eine Weiterbildung gekennzeichnet, gemäß der  $n$  Spektralkoeffizienten mit  $n \geq 2$  zu einem  $n$ -Tupel zusammengefaßt und gemeinsam mittels eines Optimalcoders codiert werden. Optimalcoder, die jedem Spektralwert ein Codewort verschiedener Länge zuweisen, sind nur in Ausnahmefällen "optimal im Sinne der Informationstheorie". Eine weitere Reduktion der Code-Redundanz kann durch die erfindungsgemäße Codierung gemäß Anspruch 5 dadurch erreicht werden, daß wenigstens einem Paar von Spektralwerten ein Codewort zugeordnet wird. Die Redundanzverminderung ergibt sich zum einen daraus, daß die beiden gemeinsam codierten Spektralwerte statistisch nicht unabhängig sind, zum anderen aus der Tatsache, daß bei der Codierung von Paaren von Werten eine feinere Anpassung des Codebuchs bzw. der Codetabelle an die Signalstatistik erfolgen kann.

Dies soll im folgenden an einem Beispiel erläutert werden:

Zunächst sei ein Entropiecoder (Optimalcoder) betrachtet, der Einzelwerten einzelne Codeworte zuordnet:

Datenwort	Häufigkeit	Codewort	Häufigkeit * Codelänge
0	70 %	0	0,7
1	30 %	1	0,3

Es ergibt sich eine mittlere Codewortlänge von 1.

Bei Betrachtung der Wahrscheinlichkeiten von Paaren von Abtastwerten ergibt sich folgender Optimalcodierer:

Datenwort	Häufigkeit	Codewort	Häufigkeit * Codelänge
00	50%	0	0,50 * 1
01	20%	10	0,20 * 2
10	20%	110	0,20 * 3
11	10%	111	0,10 * 3
			= 1,8

Die mittlere Codewortlänge pro Einzelwert ergibt sich aus der Summe der Terme "Häufigkeit \* Codewortlänge", geteilt durch 2 (wegen der Codierung von Paaren von Werten). Sie ist im Beispiel 0,9. Dies ist weniger, als bei der Codierung von Einzelwerten bei Annahme derselben Signalstatistik erreichbar ist. Die Codierung von Paaren von Spektralwerten geschieht z.B. dadurch, daß der jeweils erste Spektralwert als Zeilennummer und der zweite Werte eins Paares als Spaltennummer verwendet wird, um in einer

Codetabelle das jeweilige Codewort zu adressieren.

Vergrößert man die Anzahl der zusammen codierten Werte weiter, so ergibt sich im Mittel eine kleinere Codewortlänge, z.B. für 4-Tupel beim dem jeder Wert aus dem Intervall  $[0,1]$  stammt:

5		Datenwort	Häufigkeit	Codewort	Häufigkeit*Codewortlänge	
		0000	25 %	10	$0,25 * 2$	= 0,5
		0001	10 %	000	$0,1 * 3$	= 0,3
		0010	10 %	010	$0,1 * 3$	= 0,3
10		0011	5 %	11101	$0,05 * 5$	= 0,2
		0100	10 %	011	$0,1 * 3$	= 0,3
		0101	4 %	11100	$0,04 * 5$	= 0,2
		0110	4 %	11001	$0,04 * 5$	= 0,2
		0111	2 %	00100	$0,02 * 5$	= 0,1
15		1000	10 %	1111	$0,1 * 4$	= 0,4
		1001	4 %	11011	$0,04 * 5$	= 0,2
		1010	4 %	11010	$0,04 * 5$	= 0,2
		1011	2 %	110001	$0,02 * 6$	= 0,1
		1100	5 %	0011	$0,05 * 4$	= 0,2
20		1101	2 %	110000	$0,02 * 6$	= 0,1
		1110	2 %	001011	$0,02 * 6$	= 0,1
		1111	1 %	001010	$0,01 * 6$	= 0,06
						====
						3,57

25

Die mittlere Codewortlänge beträgt also im Beispiel  $3,57/4 =$

Ferner ist es auch möglich, eine gemeinsame Codierung gemäß Anspruch 6 dadurch auszuführen, daß Spektralkoeffizienten gleicher Nummer aus aufeinanderfolgenden Blöcken zusammengefaßt und gemeinsam codiert werden. Dies soll im folgenden an einem Beispiel erläutert werden, bei dem zur Vereinfachung zwei Datenblöcke gemeinsam codiert werden; auf die gleiche Weise können aber auch mehr Datenblöcke zusammengefaßt werden:

Es seien  $x(1), x(2), \dots, x(n)$  die Frequenzkoeffizienten eines Blockes,  $y(1), y(2), \dots, y(n)$  die des darauf folgenden Blockes.

1) Die zu codierenden Spektralwerte zweier aufeinanderfolgender Datenblöcke werden zusammen codiert. Dazu wird aus jedem der beiden Blöcke der quantisierte Spektralwert mit der gleichen Nummer genommen und dieses Paar codiert, d.h. zeitlich aufeinanderfolgende Werte der gleichen Frequenz werden zusammen codiert. Die Korrelation zwischen diesen ist bei quasistationären Signalen sehr groß, d.h. ihr Betrag variiert nur wenig. Die dazugehörige Quantisierungsinformation ist für beide Datenblöcke wegen der gemeinsamen Codierung nur einmal erforderlich.

Es werden die Paare  $(x(1) y(1), (x(2) y(2)), \dots, (x(n) y(n))$  zusammen codiert.

2) Die Beträge zweier aufeinander folgender Spektralwerte eines Blockes sind bei "glatten" Spektren miteinander korreliert. Für solche Signale ist es sinnvoll zwei Spektralwerte eines Blocks zusammen zu codieren. Es werden die Paare  $(x(1) x(2)), (x(3) x(4)), \dots, (x(n-1) x(n))$  zusammen codiert. Abhängig von der Transformation sind auch andere Zusammenfassungen von Werten sinnvoll.

3) Die Umschaltung zwischen 1) und 2) kann zum Beispiel durch ein Kennbit übertragen werden.

Für mehr als zwei gemeinsam codierte Werte können beide Möglichkeiten kombiniert werden: Für 4-Tupel sind z.B. folgende Möglichkeiten sinnvoll:

- je ein Wert aus vier aufeinanderfolgenden Blöcken
- je zwei Werte aus zwei aufeinanderfolgenden Blöcken
- vier Werte aus einem Block

Bei den Fällen a) und b) kann man Zusatzinformation einsparen.

Selbstverständlich ist es nicht nur möglich, daß die Codierung durch Bildung von Paaren oder n-Tupeln von je einem Spektralwert jedes Datenblocks geschieht oder daß die Codierung durch Bildung von n-Tupeln von mehr als einem Spektralwert jedes Datenblocks erfolgt, sondern es ist auch möglich, daß zur Bildung der Paare oder n-Tupel von Spektralwerten zwischen Paaren oder n-Tupeln von aufeinanderfolgenden Datenblöcken und Paaren oder n-Tupeln von in der Zählung nach Frequenzwerten aufeinanderfolgenden Spektralwerten umgeschaltet wird.

Gemäß Anspruch 7 werden Zusatzinformationen übertragen: Im OCF-Verfahren, das in der einleitend genannten WO 88/01811 beschrieben ist, werden getrennte Werte für einen Faktor der Pegelsteuerung, die Anzahl der in der inneren Schleife erfolgten Iterationen sowie ein Maß für die spektrale Ungleichverteilung (spectral flatness measure sfm) vom Coder zum Decoder übertragen. Erfindungsgemäß wird aus diesen

Werten ein gemeinsamer "Gesamtverstärkungsfaktor" ermittelt und zum Empfänger übertragen. Die Berechnung des Gesamtverstärkungsfaktors erfolgt, indem alle Einzelwerte als Exponenten eines bestimmten Zahlenwertes ausgedrückt und die Faktoren zueinander addiert werden.

Dies soll im folgenden anhand eines Beispiels erläutert werden:

Es seien folgende Verstärkungsoperationen mit dem Signal möglich (a,b,c sind ganze Zahlen):

1) Pegelanpassung: Verstärkungsstufen mit  $2^a$

2) Quantisierung:

a) Startwert für Quantisierer in Stufen zu  $(\sqrt[4]{8})^b = 1,682^b$

b) Vergrößerung des Quantisierers in Stufen zu  $(\sqrt[4]{2})^c = 1,189^c$

Die Quantisierung entspricht einer Division, d.h. einer Abschwächung. Deshalb müssen so gebildete Faktoren negativ genommen werden.

Der gemeinsame Faktor dafür beträgt also  $f = \sqrt[4]{2}$ .

zu 1)  $f^{4a} = 2^a$

zu 2a)  $f^{3b} = (\sqrt[4]{8})^b$

zu 2b)  $f^c = (\sqrt[4]{2})^c$

Der Gesamtverstärkungsfaktor beträgt damit  $f^{4a-3b-c}$ , nur der ganzzahlige Exponent wird zu Decoder übertragen. Die Anzahl der nötigen Bit ist durch die Wortlänge der Eingangsdaten (i.a. 16 bit) und die Transformationslänge (ergibt maximale Dynamik) bestimmt.

Weiterhin ist es möglich, der Zusatzinformation eine variable Datenrate zuzuweisen (Anspruch 9):

Die Korrekturfaktoren, mit denen die Einhaltung der erlaubten Störung erreicht wird, müssen als zusätzliche Pegelinformationen je Frequenzgruppe zum Empfänger übertragen werden. Erfindungsgemäß wird eine Reduktion der mittleren dazu notwendigen Datenrate dadurch erreicht, daß in einem Steuerwort die Länge der folgenden Datenworte codiert wird und jeweils nur die zur Übertragung notwendige Wortlänge verwendet wird. Dies soll im folgenden ebenfalls an einem Beispiel erläutert werden:

Annahmen:	Zahl der Frequenzgruppen:	3
	maximale Zahl der Iterationen	8

Übertragen wird die Anzahl der Verstärkungen pro Frequenzgruppe. Ohne die variable Datenrate der Zusatzinformation wären dazu  $3 \cdot 3 = 9$  bit notwendig. Es werde (im Beispiel) die maximale Zahl der Verstärkungen folgendermaßen verschlüsselt:

keine Verstärkung	0
höchstens eine Verstärkung	1
höchstens drei Verstärkungen	2
höchstens sieben Verstärkungen	3

Das jeweilige Codewort gibt direkt die Zahl der Bits an, die notwendig sind, um den maximalen Verstärkungswert zu codieren.

Das Ergebnis der psychoakustischen Iterationsschleife sei im Beispiel (0 0 2) d.h. die Frequenzgruppe 3 wurde zweimal verstärkt, die anderen Frequenzgruppen nicht. Dies kann mit folgender Bitfolge codiert werden:

10 00 00 10, also mit insgesamt 8 bit.

Gemäß Anspruch 10 wird ebenfalls in an sich bekannter Weise ein Codier verwendet, der nach einem sogenannten Huffman-Code arbeitet. Erfindungsgemäß werden nunmehr jedoch n-Codetabellen mit  $n \geq 1$  und mit unterschiedlicher Länge verwendet, die dem jeweils zu codierenden akustischen Signal angepaßt sind. Zusammen mit den codierten Werten wird die Nummer der verwendeten Codetabelle übertragen bzw. gespeichert.

Die mittlere Codelänge eines Huffmancodes hängt nämlich von der Anzahl der verschiedenen Zeichen im Code ab. Deshalb ist es sinnvoll, einen Huffmancode zu wählen, der nicht mehr als die nötige Anzahl an Werten enthält. Wählt man als Auswahlkriterium für die Codetabelle den maximal zu codierenden Wert, so können alle aktuell vorkommenden Werte codiert werden.



Hat man mehrere Codebücher bzw. Codetabellen zur Verfügung, so kann man anhand der zu codierenden Werte die beste Tabelle auswählen und als Zusatzinformation die Codetabellen-Nummer übertragen. Eine Vorauswahl unter den Codetabellen kann über den maximal zu codierenden Wert geschehen.

Nur zur Ergänzung sei angefügt, daß beispielsweise sehr rauhe Spektren, wie sie von Blech-Blasinstrumenten erzeugt werden, eine andere Statistik, bei der kleine Werte häufiger vorkommen, als glatte Spektren haben, wie sie beispielsweise von Streichinstrumenten oder Holzblasinstrumenten erzeugt werden.

Im Anspruch 11 ist eine Weiterbildung gekennzeichnet, bei der zusätzlich oder anstelle der vorstehend genannten Zuordnung von verschiedenen Tabellen unterschiedlichen spektralen Bereichen unterschiedliche Codetabellen zugeordnet werden. Bei Spektren mit einem ausgeprägten Maximum bringt es nämlich einen Gewinn, dieses in einzelne Bereiche zu teilen und für jeden Teilabschnitt einen optimalen Huffmancode zu wählen.

Figur 1 zeigt ein derartiges Spektrum, bei dem sich das Maximum des Spektrums etwa in der Mitte des Spektralbereichs befindet. Hier kann man beispielsweise den Bereich in vier Bereiche teilen:

Im ersten Bereich wird ein Huffmancode mit 16 Werten, im zweiten ein Code mit mehr als 32 Werten, im dritten wiederum ein Code mit 16 Werten und im vierten Bereich ein Code mit 8 Werten verwendet. Dabei ist es bevorzugt, wenn bei der Codetabelle mit mehr als 32 Werten eine Tabelle gemäß Anspruch 1 verwendet wird, bei der Codewörter mit größerer Wortlänge als die durchschnittliche Wortlänge durch eine gemeinsame Kennung und einen nachfolgenden PCM-Code beschrieben werden. Dies ist in Figur 1 durch "TAB mit ESC" bezeichnet.

Die Huffman-Codes werden bei dem beigeigten Beispiel nach dem Maximum der Abschnitte ausgewählt, wobei Codes jeweils für 2,4,8 usw. Werte zur Verfügung stehen. Ohne diese Aufteilung müßte der Code für mehr als 32 Werte auf das gesamte Spektrum Anwendung finden, so daß die benötigte bit-Zahl für den Block deutlich höher wäre.

Als Zusatzinformation müssen die Aufteilungspunkte und die Codetabellennummer für jeden Abschnitt übertragen werden.

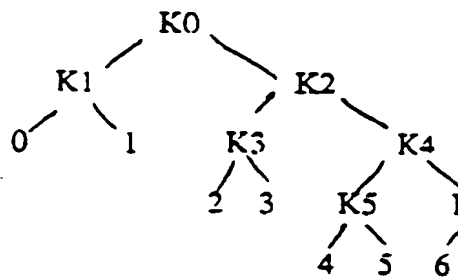
Die Auswahl des Huffmancodes für jeden Abschnitt kann insbesondere nach den im Anspruch 6 angegebenen Überlegungen erfolgen.

Im Anspruch 12 ist eine vorteilhafte Möglichkeit der Decodierung der bereits genannten Huffmancodes angegeben: Hierzu wird der Baum, der sich bei der Erstellung des Codes ergibt, nachgebildet. Wegen der Bedingung, daß kein Codewort der Anfang eines weiteren Codewortes sein kann, ergibt sich vom "Stamm" ausgehend nur ein möglicher Weg zum zugehörigen Codewort. Um zum Codewort zu gelangen wird, von vorne beginnend, jeweils ein Bit des Codewortes benützt, um bei Verzweigungen im Baum den Weg festzulegen. Die praktische Realisierung erfolgt mittels einer Tabelle von Adresspaaren, die immer vom ersten Paar beginnend abgearbeitet wird. Der erste Wert des Paares enthält dabei jeweils die Adresse der nächsten Verzweigung, die im Falle einer "0" im zu dekodierenden Wert anzuspringen ist, der zweite Wert die Adresse der Verzweigung im Falle einer "1". Jede Adresse wird als solche markiert. Gelangt man zu einem Tabellenwert ohne diese Markierung, so ist ein Codewort erreicht. Der Tabellenwert entspricht in diesem Fall dem zu dekodierenden Wert. Das nächste folgende zu dekodierende Bit ist folglich das erste Bit des folgenden Codewortes. Mit diesem beginnend erfolgt ein erneutes Durchlaufen der Tabelle vom ersten Adresspaar an.

Im folgenden soll hierfür ein Beispiel erläutert werden:

Wert	Huffmancode
0	00
1	01
2	100
3	101
4	1100
5	1101
6	1110
7	1111

Codebaum:



Dekodiertabelle:

&0	&1	&2	&3	&4	&5	&6	&7
&1/&4	&2/&3	0/--	1/--	&5/&8	&6/&7	2/--	3/--
&8	&9	&10	&11	&12	&13	&14	
&9/&12	&10/&11	4/--	5/--	&13/&14	6/--	7/--	

Das Zeichen & kennzeichnet eine Adresse.

Dekodierbeispiel: 1101 = 5

&0	1	==>	&4
&4	1	==>	&8
&8	0	==>	&9
&9	1	==>	&11
&11		==>	keine Adresse
		==>	dck. Wert = 5

Im Fall, daß der Huffmancode für Wertepaare erstellt wurde, kann am zweiten, im obigen Beispiel freien Tabellenplatz, der zugehörige zweite Wert untergebracht werden. Sinngemäß kann dieses Verfahren auch zur Dekodierung für Huffmancodes verwendet werden, die mehr als zwei Werte zusammen codieren.

Bei Codierungen, bei denen der Beginn eines Codewortes nur durch das Ende des vorhergehenden Codewortes bestimmt ist (wie dies beispielsweise beim Huffmancode der Fall ist) führt ein Übertragungsfehler zu einer Fehlerfortpflanzung.

Eine Lösung dieses Problems ist in Anspruch 13 angegeben. Diese Lösung kann selbstverständlich auch unabhängig von anderen Merkmalen eingesetzt werden: Hierzu ordnet man zunächst einen Teil der Codewörter in einem Raster an, dessen Länge beispielsweise größer oder gleich der des längsten Codewortes ist, so kommt es für diesen Teil der Codewörter zu keiner Fehlerfortpflanzung mehr, da ihr Beginn nicht mehr durch das Ende des vorhergehenden Codewortes bestimmt ist. Die restlichen Codewörter werden in die verbleibenden Lücken verteilt. Ein Beispiel hierfür zeigt Figur 2. Wird die verwendete Codetabelle derart aufgebaut, daß man aus den ersten Stellen der Codewörter bereits auf den Bereich der Codetabelle schließen kann, so kann die Länge des verwendeten Rasters auch kleiner als die Länge des längsten Codewortes sein. Die nicht mehr ins Raster passenden Stellen werden wie die restlichen Codewörter in die verbleibenden Lücken verteilt. Durch die Verwendung dieser kürzeren Rasterlänge lassen sich mehr Codewörter in diesem Raster anordnen und die Fehlerfortpflanzung beschränkt sich auf die letzten Stellen dieser Codewörter, die durch die oben beschriebene Struktur der Codetabelle nur von untergeordneter Bedeutung sind. Diese Umsortierung führt zu keiner Verminderung der Codeeffizienz.

Auch dies soll im folgenden anhand Beispiels erläutert werden:

Wert	Codewort
0	0
1	100
2	101
3	110
4	111

Bereits die ersten beiden Stellen entscheiden, ob der Wert aus dem Bereich "0", "1-2" oder "3-4" ist. Daher wird eine Rasterlänge von 2 gewählt. Es soll folgende Wertefolge codiert übertragen werden:

Wertefolge	2	0	4	0
Codewörter	101	0	111	0

ohne Codesortierung ergibt ein Bitfehler im ersten Bit die Bitfolge

	001	0	111	0
zerlegt also	0	0	101	110
decodiert	0	0	2	3

mit Codesortierung (Rasterlänge 2) ergibt sich folgende Bitfolge

zunächst	10	0	11	0
Rest	1		1	
Rest in Lücken	10	0 <u>1</u>	11	0 <u>1</u>

mit einem Bitfehler im ersten Bit ergibt sich die Bitfolge

	00	01	11	01
Bereich	0	0	3-4	0

d.h. nur für das gestörte Codewort konnte der Bereich nicht mehr richtig dekodiert werden.

Weiterhin ist es gemäß Anspruch 14 möglich, wichtige Nachrichtenteile in einem festen Raster anzuordnen:

Die Übertragungssicherheit kontinuierlich aufeinander folgender Nachrichten unterschiedlicher Länge mit Nachrichtenteilen unterschiedlicher Wichtigkeit läßt sich folgendermaßen verbessern: Die mittlere Nachrichtenlänge des kontinuierlichen Bitstromes stellt den Abstand der Punkte eines äquidistanten Rasters dar. Die wichtigsten Nachrichtenteile werden nun in diesem festen Raster angeordnet. Zusätzlich wird in diesem wichtigen Informationsteil die Position des zugehörigen weniger wichtigen Teils mit übertragen. Durch den äquidistanten Abstand der wichtigsten Information ist im Falle eines Übertragungsfehlers die Neusynchronisation leichter zu erreichen.

Im folgenden soll die Fehlerbegrenzung bei Entropiecodes gemäß Anspruch 15 erläutert werden:

Im Falle eines Bitfehlers im Entropiecode gehen im Fehlerfall in der Regel alle der Fehlerstelle folgenden Informationen verloren. Durch Markierung des Blockanfangs mit einem bestimmten Bitmuster und der zusätzlichen Übertragung der Entropiecodelänge läßt sich der entstehende Fehler auf den Nachrichtenblock, der den Bitfehler enthält, begrenzen. Dies geschieht folgendermaßen:

Nach erfolgreicher Decodierung einer Nachricht müßte der Beginn des nächsten Nachrichtenblocks und damit eine Blockanfangsmarkierung folgen. Ist dies nicht der Fall, wird mit Hilfe der Entropiecodelänge überprüft, ob die Decodierung sich an der nach der Entropiecodelänge zu erwartenden Stelle befindet. Ist dies der Fall, wird ein Fehler in der blockanfangsmarkierung angenommen und korrigiert. Ist dies nicht der Fall, wird geprüft, ob an der durch die Entropiecodelänge angegebene Bitstromposition eine Blockanfangsmarkierung folgt, die dann mit großer Wahrscheinlichkeit den Beginn des nächsten Blocks markiert. Wird

keine Blockanfangsmarkierung getroffen liegen mindestens 2 Fehler (Decodierung/Blockanfangsmarkierung oder Entropiecodelänge/Decodierung oder Blockanfangsmarkierung/Entropiecodelänge) vor und es muß neu synchronisiert werden.

Weiterhin ist es gemäß Anspruch 24 möglich, einen Synchronisationsschutz bzw. eine Synchronisationserkennung vorzusehen:

Bei kontinuierlichen Datenströmen, die aus Blöcken unterschiedlicher Länge zusammengesetzt sind, ergibt sich das Problem, daß Synchronwörter zur Kennzeichnung der Blockanfänge sich auch zufällig im Datenstrom befinden können. Die Wahl sehr langer Synchronwörter verringert zwar diese Wahrscheinlichkeit, kann sie aber zum einen nicht zu null setzen und führt zum anderen zu einer Verminderung der Übertragungskapazität. Ein Paar von Schaltungen, das einem gefundenen Synchronwort am Blockanfang eine "1" und innerhalb eines Blockes eine "0" anhängt (bzw. umgekehrt am Blockanfang eine "0" und sonst eine "1"), ist aus der Literatur bekannt (z.B.: intel "BITBUS"-frameformat). Die Anwendung zur Übertragung von codierten Musiksignalen ist erfindungsgemäß. Abgepaßt an diese Anwendung enthält die "Synchronisationserkennung" die Möglichkeit, in Bereichen, in denen ein Synchronwort erwartet wird, dieses als solches zu akzeptieren, auch wenn es durch Übertragungsfehler in einigen Stellen verändert wurde.

Im Anspruch 25 ist die Beschränkung der Maximalzahl der Iterationen angegeben:

Ziel ist die Begrenzung der zur Quantisierererkennung zu übertragenden Bits. Ausgehend von einem Quantisiererstartwert ist nur eine begrenzte Abweichung von diesem Startwert zugelassen, die mit n Bit dargestellt werden kann. Zur Einhaltung dieser Bedingung wird vor jedem Durchgang durch die äußere Schleife geprüft, ob noch gewährleistet ist, daß ein weiterer Aufruf der inneren Schleife mit einem gültigen Ergebnis beendet werden kann.

Auch dies soll im folgenden anhand eines Beispiels erläutert werden:

Ausgehend vom Quantisiererstartwert wird der Quantisierer in Stufen von  $q = \sqrt[4]{2}$  verändert. Im ungünstigsten Fall werden in der äußeren Schleife alle Frequenzgruppen verstärkt um den Faktor 2. Sind noch 4 Vergrößerungen des Quantisierers um  $q = \sqrt[4]{2}$  möglich, ist gewährleistet, daß die innere Schleife mit einem in den erlaubten Bitrahmen passenden Ergebnis beendet wird. Zur Übertragung sind für die Abweichung vom Startwert 5 Bit vorgesehen, so daß als Abweichung vom Startwert maximal 31 möglich ist. Die innere Schleife wird also nicht mehr aufgerufen, falls bereits 28 oder mehr erreicht ist, da in diesem Fall nicht mehr sichergestellt ist, daß mit der erlaubten Bitzahl der Block codiert werden kann.

In den Ansprüchen 16 und 17 sind erfindungsgemäße Ausgestaltungen angegeben, die die Psychoakustik dadurch verbessern, daß psychoakustische Maßnahmen über mehrere Blöcke angewendet werden:

Das verwendete, erfindungsgemäße Verfahren soll anhand eines Beispiels beschrieben werden. Um das Beispiel einfach zu halten, sei die Zahl der Frequenzgruppen zu 2 angenommen. Die Werte für die jeweils erlaubte Störung etc. sind ebenfalls Beispielswerte, die in der praktischen Ausführung des Codiervfahrens anders gewählt werden:

Es sei die erlaubte Störung  $= 0,1 \cdot \text{Signalleistung je Frequenzgruppe}$ . Die Leistungswerte sind ohne Maßangabe angegeben. Der Maßstab kann willkürlich gewählt werden, da nur Verhältnisaangaben und nicht der Absolutbetrag der Leistungswerte Verwendung finden.

	Frequenzgruppe	Leistung	erlaubte Störung
erster Block:	FG 1:	50.	5.
	FG 2:	60.	6.
zweiter Block:	FG 1:	1000.	100.
	FG 2:	100.	10.

Der "Vergessensfaktor", mit dem berücksichtigt wird, daß die Signalleistung des jeweils vorhergehenden Blocks weniger in die Berechnung der aktuell erlaubten Störung eingeht als die Signalleistung des aktuellen Blocks, sei zu 2 gewählt. Die erlaubte Störung im zweiten Block wird dann berechnet als Minimum der aus den Daten des zweiten Blocks errechneten erlaubten Störung und der aus den Daten des ersten Blocks errechneten, korrigiert um den Vergessensfaktor. Es ergibt sich im Beispiel für den zweiten Block für die Frequenzgruppe FG 1:

für die FG 1  $\min(2^5, 100) = 10$  und  
für die FG 2  $\min(2^6, 10) = 10$  als erlaubte Störung.

Anspruch 22 kennzeichnet eine "Bitsparkasse": Im einfachsten Fall wird, wie schon in der WO 88/01811 beschrieben, für jeden Block eine bestimmte Datenrate (Bitzahl) zur Verfügung gestellt. Sofern nicht die

gesamte Datenrate zur Codierung des Blockes Verwendung findet, werden die "übriggebliebenen" Bits der für den nächsten Block zur Verfügung stehenden Bitzahl dazugefügt.

In der erfindungsgemäßen Erweiterung dieses Verfahrens werden eine maximale untere und obere Summenabweichung der Datenrate zugelassen. Die Summenabweichung der Datenrate (Abweichung der Bitzahlsummen der Datenblöcke von der aus der gewünschten konstanten Datenrate errechenbaren Bitzahlsumme) wird "Bitsparkasse" genannt.

Die Bitsparkasse wird gefüllt durch die im Normalbetrieb jeweils nicht vollständige Nutzung der aktuell zur Verfügung stehenden Bitzahl. Solange nicht eine obere Grenze der Bitsparkasse (= untere Grenze der Abweichung der Summenbitzahl) erreicht ist, werden jedem Block von neuem nur die aus der mittleren Datenrate errechenbare Bitzahl zur Verfügung gestellt, nicht jedoch die im jeweils vorhergehenden Block "übriggebliebenen" Bits.

Wenn z.B. bei starken Pegelanstiegen des Signals (z.B. Triangel) für einen Datenblock aufgrund der Berücksichtigung der erlaubten Störung des letzten Datenblocks (siehe oben) eine deutlich geringere erlaubte Störung errechnet wird, als dies ohne die Berücksichtigung der Daten des letzten Blocks der Fall wäre, dann werden der inneren Iterationsschleife des aktuellen Blocks mehr Bits zur Codierung zur Verfügung gestellt und der Wert der Summenabweichung ("Bitsparkasse") entsprechend korrigiert. Die Zahl der zusätzlichen Bits wird so gewählt, daß die maximale Summenabweichung ("Mindeststand der Bitsparkasse") nicht überschritten werden kann. Im obigen Beispiel könnte die Zahl der zusätzlichen Bits z.B. wie folgt berechnet werden:

In der ersten Frequenzgruppe des zweiten Blocks wäre die erlaubte Störung = 100., wenn die Daten des ersten Blocks nicht berücksichtigt würden. Das Verhältnis zwischen erlaubter Störung mit und ohne Berücksichtigung der Daten des letzten Blockes ist also  $100/12 = 8.33$ , das sind ca.  $10 \cdot \log(8.33) = 9.2 \text{ dB}$ .

Wenn angenommen wird, daß das Quantisierungsrauschen bei Quantisierung mit einem zusätzlichen Bit pro Wert um ca. 6dB gesenkt wird, dann sind pro Spektralwert der Frequenzgruppe ca. 1,5 bit notwendig, um die geringere erlaubte Störung zu erreichen. Die Zahl der aus der Bitsparkasse zu verwendeten Bits beträgt also im Beispiel  $1,5 \cdot$  Zahl der Spektralwerte der Frequenzgruppe.

Anspruch 21 kennzeichnet die Synchronisation von Ausgangs- und Eingangsbittakt:

Bei Codiersystemen mit beliebigem Verhältnis von Eingangszu Ausgangsbittakt besteht das Problem, daß die zu vergebende Bitzahl ein unendlicher Bruch sein kann. Damit ist die Synchronisation durch eine Langzeitmittelung der zu vergebenden Bitzahl, die bei einem endlichen Bruch möglich wäre, ausgeschlossen. Ein Auseinanderlaufen von Eingang und Ausgang wird durch eine Regelung verhindert, die den Abstand von Ein- und Ausgabezeiger eines Pufferspeichers beobachtet. Wird der Abstand geringer, wird die Bitzahl verringert und umgekehrt. Bei einem konstanten Verhältnis von Eingangs- zu Ausgangsbittakt bzw. bei einem um einen konstanten Mittelwert variierenden Verhältnis von Eingangszu Ausgangsbittakt ist es ausreichend die zu vergebende Bitzahl um jeweils 1 Bit zu variieren. Die maximale Abweichung vom Mittelwert bestimmt jedoch die vorzusehende minimale Puffergröße. Dies soll anhand von Fig. 4 an einer konkreten OCF-Implementierung erläutert werden:

Eingangsdaten sind Abtastwerte, die mit konstanter Frequenz angeliefert werden. Der Ausgang ist an einen Kanal mit konstanter Bitrate angeschlossen. Damit ist ein konstantes mittleres Verhältnis von Eingangs- zu Ausgangsbittakt vorgegeben. Im Coder kann die pro Block an den Ausgang weitergegebene Bitzahl, bedingt durch die Bitsparkasse, schwanken. D.h. es gibt Blöcke für die mehr oder weniger als die durchschnittliche pro Block verfügbare Bitzahl (=  $\text{Eingangsbittakt} / \text{Ausgangsbittakt} \cdot \text{Blocklänge}$ ), die eine nichtnatürliche Zahl sein kann, an den Ausgang weitergegeben wird. Diese Schwankung wird durch ein FIFO (Ringpuffer) am Ausgang ausgeglichen. Die FIFO-Länge ist entsprechend dem maximalen Inhalt der Bitsparkasse gewählt. Ist die durchschnittliche pro Block verfügbare Bitzahl eine nichtnatürliche Zahl, muß entweder die nächst größere bzw. die nächst kleinere natürliche Bitzahl pro Block vergeben werden. Wird die nächst größere bzw. nächst kleinere gewählt, werden die FIFO-Eingangs- und Ausgangszeiger aufeinanderzulaufen bzw. auseinanderlaufen. Um den Sollabstand werden nun in beide Richtungen Sollabstände definiert, bei deren Überschreiten von nächst größeren zum nächst kleineren (oder umgekehrt) umgeschaltet wird. Dabei wird als Startwert für die zu vergebende Bitzahl eine dieser beiden Näherungen vorgegeben. Bei ausreichender Puffergröße läßt sich diese Regelung auch dazu benutzen, diesen Startwert zu ermitteln. Im Zusammenhang mit der Bitsparkasse muß vor dem Pointervergleich der Inhalt der Bitsparkasse berücksichtigt werden.

Wird die Bitzahl um mehr als ein Bit variiert, ist dieses Verfahren auch dann anzuwenden, wenn kein konstanter Mittelwert vorliegt. Aus der Differenz der Pointer wird in diesem Fall die Korrekturbitzahl berechnet.

Die Ansprüche 18 und 19 geben Weiterbildungen an, die u.a. die Nachverdeckung verbessern: Erfindungsgemäß wird zur Berechnung der erlaubten Störung die Signalenergie in den vorhergehenden Datenblöcken einbezogen, indem die erlaubte Störung von einem Datenblock zum nächsten nach Beach-

tung sämtlicher anderer Parameter zur Bestimmung der aktuellen erlaubten Störung jeweils höchstens um einen bestimmten Faktor abnimmt.

Auch dies soll im folgenden anhand eines Beispiels erläutert werden:

Die erlaubte Störung in der Frequenzgruppe 1 sei im Block 1 gleich 20. Im Block 2 sei die Signalleistung in FG1 gleich 50. Bei einer angenommenen erlaubten Störung von 0,1\* Leistung in der Frequenzgruppe wäre die erlaubte Störung gleich 5. Wenn der "Nachverdeckungsfaktor" als -3 dB pro Block angenommen wird, das entspricht einer Halbierung der Leistung, dann wird die erlaubte Störung im Block zu  $10 (= 0,5 * 20)$  berechnet.

Ferner ist es möglich, eine Anpassung an verschiedene Bitraten vorzunehmen:

Der Iterationsblock der OCF verteilt die für den Block zur Verfügung stehende Bitzahl entsprechend der Vorgabe der "erlaubten Störung" je Frequenzgruppe. Zur Optimierung des Ergebnisses wird die Berechnung der "erlaubten Störung" der zur Verfügung stehenden Bitzahl angepaßt. Ausgangspunkt ist hierbei die tatsächliche Mithörschwelle, die bei einer "erlaubten Störung" ESO noch nicht verletzt wird. Der für eine bestimmte Bitrate geforderte Störabstand wird so gewählt, daß im Mittel ein gleichmäßiger Verlauf des Störspektrums erreicht wird. Je niedriger die zu vergebende Gesamtbitzahl liegt, umso weniger Störabstand je Gruppe wird gefordert. Dabei wird zwar in einer mit immer niedrigeren Bitraten steigende Anzahl von Blöcken die errechnete Mithörschwelle verletzt, doch insgesamt ein gleichmäßiger Störverlauf erreicht. Im Gegensatz dazu kann bei höheren Bitraten ein zusätzlicher Sicherheitsabstand zur Mithörschwelle erreicht werden, der z.B. Nachbearbeitung oder Mehrfachcodierung/decodierung des Signals erlaubt.

Als weitere Maßnahme ist eine Bandbreitenbegrenzung durch Löschen bestimmter Frequenzbereiche vor Berechnung der "erlaubten Störung" möglich. Dies kann statisch geschehen oder dynamisch, falls in mehreren Blöcken hintereinander der geforderte Störabstand nur schlecht eingehalten wird.

Bei einem steilem Abfall der Verdeckung zu tiefen Frequenzen hin, d.h. bei der Berechnung der erlaubten Störung ist besonders zu berücksichtigen, daß nur ein geringer Verdeckungseffekt von hohen zu tiefen Frequenzen hin besteht. Die in 1. Näherung berechnete erlaubte Störung wird deshalb, im Falle eines starken Energieanstiegs im Spektrum für die Frequenzgruppen unterhalb des Anstiegs nach unten korrigiert.

Weiterhin wird erfindungsgemäß die Quantisiererkennlinie verbessert:

Bei Quantisierung und Rekonstruktion wird die Statistik der unquantisierten Werte beachtet. Diese nimmt in einer gekrümmten Kennlinie streng monoton ab. Dadurch liegt der Erwartungswert jedes Quantisierungsintervalls nicht in der Mitte des Intervalls, sondern näher zu den kleineren Werten verschoben (Fig. 5).

Um den kleinsten Quantisierungsfehler zu erhalten sind zwei Vorgehensweisen möglich:

a) Vorgabe einer Quantisierungskennlinie: Anhand der Quantisierungskennlinie und der statistischen Verteilung der zu quantisierenden Werte wird für jedes Quantisierungsintervall der Erwartungswert bestimmt und als Tabelle für die Rekonstruktion im Decoder verwendet. Der Vorteil dieses Vorgehens liegt in der einfachen Realisierbarkeit und dem geringen Rechenaufwand in Coder und Decoder.

b) Vorgabe der Rekonstruktionkennlinie: Anhand dieser und eines Modells für die Wahrscheinlichkeitsverteilung der Eingangswerte kann eine Quantisiererkennlinie berechnet werden, für die der Erwartungswert jedes Quantisierungsintervalls exakt dem rekonstruierten Wert dieses Intervalls entspricht. Dies bietet den Vorteil, daß im Decoder keine Tabellen benötigt werden und die Quantisierungskennlinie im Coder an die aktuelle Statistik angepaßt werden kann, ohne daß dies dem Decoder mitgeteilt werden muß.

c) Vorgabe einer Quantisiererkennlinie und Berechnung der Rekonstruktionkennlinie für jeden Wert: Bei gegebener Quantisiererkennlinie und einer Funktion für die Wahrscheinlichkeitsverteilung für die Eingangsdaten kann der Decoder aus diesen jeweils den Rekonstruktionwert berechnen. Dies bietet den Vorteil, daß im Decoder keine Tabellen zur Rekonstruktion benötigt werden. Nachteil dieses Vorgehens ist der höhere Rechenaufwand im Decoder.

## Patentansprüche

1. Digitales Codiervorgahren für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen, bei dem Abtastwerte des akustischen Signals mittels einer Transformation oder einer Filterbank in eine Folge von zweiten Abtastwerten transformiert werden, die die spektrale Zusammensetzung des akustischen Signals wiedergeben, und diese Folge von zweiten Abtastwerten entsprechend den Anforderungen mit unterschiedlicher Genauigkeit quantisiert und teilweise oder ganz mittels eines Optimalcodierers codiert wird, und bei dem bei der Wiedergabe eine entsprechende Decodierung und Rücktransformation erfolgt, dadurch gekennzeichnet, daß in an sich bekannter Weise ein Codierer verwendet wird, bei dem die

Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten mit der Länge des Codes derart korreliert ist, daß das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt, und daß zur Reduzierung der Tabellengröße des Codierers entweder mehreren Elementen der Folge oder einem Wertebereich ein Codewort sowie gegebenenfalls ein Zusatzcode zugeordnet werden.

2. Codiervorgang nach Anspruch 1, dadurch **gekennzeichnet**, daß nur einem Teil des Wertebereichs eines Folgen-Elements direkt ein Codewort zugewiesen wird, und daß allen außerhalb dieses Teilbereichs liegenden Werten eine gemeinsame Kennung sowie ein besonderer Code zugewiesen wird.
3. Codiervorgang nach Anspruch 1 oder 2, dadurch **gekennzeichnet**, daß als Codierer ein Huffmancode verwendet wird.
4. Codiervorgang nach einem der Ansprüche 1 bis 3, dadurch **gekennzeichnet**, daß der besondere Code ein PCM-Code ist.
5. Codiervorgang nach einem der Ansprüche 1 bis 4, dadurch **gekennzeichnet**, daß  $n$  Spektralkoeffizienten mit  $n \geq 2$  zu einem  $n$ -Tupel zusammengefaßt und gemeinsam durch Angabe eines Codewortes codiert werden.
6. Codiervorgang nach einem der Ansprüche 1 bis 5, dadurch **gekennzeichnet**, daß Spektralkoeffizienten insbesondere gleicher Nummer aus wenigstens zwei aufeinanderfolgenden Blöcken zu einem Paar bzw. einem  $n$ -Tupel zusammengefaßt und gemeinsam durch Angabe eines Codewortes codiert werden.
7. Codiervorgang nach einem der Ansprüche 1 bis 6, das entsprechend dem OCF-Verfahren arbeitet, dadurch **gekennzeichnet**, daß aus den Werten für die Anzahl der durchgeführten Iterationschritte, für die Anfangsquantisierungsstufenhöhe, dem Wert für die Ungleichmäßigkeit des Verlaufs des Spektrums sowie weitere Pegelinformationen aus dem Gang der Berechnung ein Gesamtverstärkungsfaktor berechnet wird, der als Zusatzinformation statt der Einzelwerte zum Empfänger übertragen wird.
8. Codiervorgang nach einem der Ansprüche 1 bis 7, dadurch **gekennzeichnet**, daß die Zusatzinformation über Änderungen der Quantisierungsstufe zur Einhaltung der "erlaubten Störung" über mehr als einen Block gemeinsam gebildet und übertragen wird.
9. Codiervorgang nach Anspruch 7 oder 8, dadurch **gekennzeichnet**, daß die Codierung der Zusatzinformation durch einen Code mit variabler Wortlänge erfolgt.
10. Codiervorgang nach einem der Ansprüche 1 bis 9, dadurch **gekennzeichnet**, daß signalabhängig unterschiedliche Codetabellen verwendet werden, und daß zusammen mit den codierten Werten die Nummer der verwendeten Codetabelle übertragen bzw. gespeichert wird.
11. Codiervorgang nach Anspruch 10, dadurch **gekennzeichnet**, daß für verschiedene Spektralbereiche unterschiedliche Codetabellen verwendet werden, und daß die Grenzen zwischen den Bereichen fest vorgegeben sind oder signalabhängig ermittelt werden.
12. Codiervorgang nach einem der Ansprüche 1 bis 11, dadurch **gekennzeichnet**, daß zur Decodierung eine Tabelle verwendet wird, in der Wertepaare gespeichert sind, von denen der erste Wert des Paares jeweils die Adresse enthält, die im Falle einer "0" im zu dekodierenden Wert anzuspringen ist, und der zweite Wert des Paares die Adresse im Falle einer "1", und daß Tabellenwerte ohne Adreßangabe das Codewort bezeichnen.

13. Codiervorgahren nach einem der Ansprüche 1 bis 12,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß ein Teil der Codewörter variabler Länge in einem Raster angeordnet wird, und  
daß die restlichen Codewörter in die verbleibenden Lücken verteilt werden, so daß ohne vollständige Decodierung oder bei fehlerhafter Übertragung der Anfang eines Codeworts leichter gefunden werden kann.
14. Codiervorgahren nach Ansprüche 13,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß zur Verbesserung der Übertragungssicherheit kontinuierlich aufeinanderfolgender Nachrichten mit unterschiedlicher Wichtigkeit ein äquidistantes Raster vorgegeben wird, dessen Rasterlänge der mittleren Länge der zu Übertragenden Nachrichten entspricht, und daß die wichtigsten Nachrichtenteile in diesem Raster angeordnet werden, und daß ggffls. zusätzlich zu den wichtigsten Nachrichtenteilen in diesem Raster die Position der weniger wichtigen Nachrichten übertragen wird.
15. Codiervorgahren nach einem der Ansprüche 1 bis 14,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß zur Ermittlung des Beginns des nächsten Nachrichtenblocks im Falle eines Übertragungsfehlers ein Blockanfangsmarkierung und zusätzlich die Entropiecodelänge übertragen werden.
16. Codiervorgahren nach einem der Ansprüche 1 bis 15,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß für die Berechnung der "erlaubten Störung" eines Datenblockes längere Signalabschnitte verwendet als in einem Block codiert werden, oder die Berechnungsvorschrift von den Ergebnissen vorheriger Zeitabschnitte abhängig ist.
17. Codiervorgahren nach Anspruch 16,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß zur Berechnung der "erlaubten Störung" für einen Datenblock eine Analyse der Signalenergie in den verschiedenen Frequenzgruppen durchgeführt wird, und daß jeweils die Werte des vorhergehenden Blocks, die um einen "Vergessens-Faktor" korrigiert sind, sowie die Werte des aktuellen Blocks gemeinsam zur Berechnung der "erlaubten Störung" herangezogen werden.
18. Codiervorgahren nach Anspruch 16 oder 17,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß zur Berechnung der "erlaubten Störung" für einen Datenblock die Energiewerte des letzten Datenblocks in der Weise Verwendung finden, daß Werte geringer Amplitude, die auf Wert höherer Amplitude folgen, weniger genau quantisiert werden müssen.
19. Codiervorgahren nach einem der Ansprüche 16 bis 18,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß die errechnete erlaubte Störung bei Detektierung eines steilen Energieanstiegs zu hohen Frequenzen hin für die Frequenzgruppe unterhalb des Anstiegs verringert wird.
20. Codiervorgahren nach einem der Ansprüche 1 bis 19,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß zwar im Mittel eine konstante Datenrate eingehalten wird, daß aber die einem Block zur Verfügung gestellte oder von dem Block beanspruchte Bitanzahl abhängig von den Signaleigenschaften, der Kapazität des Übertragungskanal oder zur Vereinfachung der Codierung von der durchschnittlichen Datenrate abweichen kann.
21. Codiervorgahren nach Anspruch 20,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß zur Synchronisation von Codiervorgahren mit beliebigem Verhältnis von Eingangs- und Ausgangsbittakt, der "Füllstand" eines mit einem Ausgangsbit-Takt ausgelesenen Puffers als Regelgröße für die zu vergebende Bitzahl dient.
22. Codiervorgahren nach Anspruch 20 oder 21,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß die Zahl zur Codierung eines Datenblocks zur Verfügung stehenden Bits in Abhängigkeit von den Signaleigenschaften so geändert wird, daß einerseits im Mittel eine konstante Datenrate eingehalten wird, und die Summenabweichung von diesem Mittelwert nicht höher als ein bestimmter vorher festgesetzter Wert sowie nicht geringer als ein



anderer vorher festgesetzter Wert ist, und  
daß andererseits Signalblöcken mit größerem Abstand zwischen Signalleistung in den einzelnen Frequenzgruppen unter jeweiligen "erlaubten Störung" eine größere aktuelle Datenrate "zur Verfügung stehende Bitzahl" zugeteilt wird als Signalblöcken mit einem geringerem Abstand.

23. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 20 bis 22,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß von den für einen Block zur Verfügung stehenden Bits die Anzahl der von den Zusatzdaten benötigten Bits, die auf dem selben Kanal übertragen werden, abgezogen werden.
24. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 20 bis 23,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß bei Verwendung einer besonderen Bitkombination für ein Synchronwort zur Blocksynchronisation das Synchronwort und alle zufällig mit dem Synchronwort identischen Bitkombinationen mit einem bewußt eingefügten zusätzlichen Bit voneinander unterschieden werden.
25. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 20 bis 24,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß die äußere Iterationsschleife abgebrochen wird, falls die innere Schleife innerhalb der maximalen Iterationszahl nicht sicher beendet werden kann.
26. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 25,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß Bereiche, in denen die "erlaubte Störung" größer als die Signalenergie ist, gelöscht werden.
27. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 26,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß die entstehende Folge von gelöschten Werten durch ein Bit in der Seiteninformation codiert wird.
28. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 27,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß die entstehende Folge von gelöschten Werten durch einen Wert in der Tabelle der möglichen Quantisierungsstufenhöhen für jede Frequenzgruppe in der Seiteninformation codiert wird.
29. Codierverfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 28,  
dadurch **gekennzeichnet**, daß die Quantisierung und Rekonstruktion so aneinander angepaßt sind, daß der Quantisierungsfehler im Mittel minimal wird.

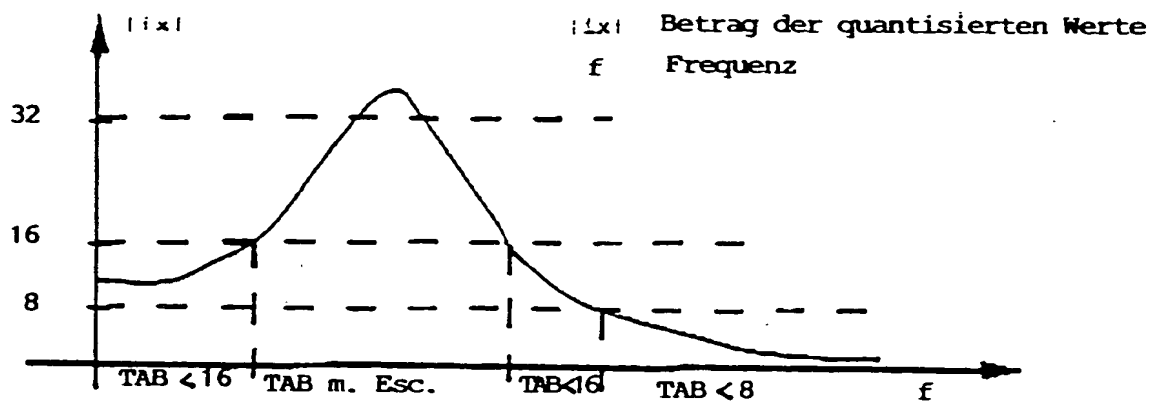


FIG. 1

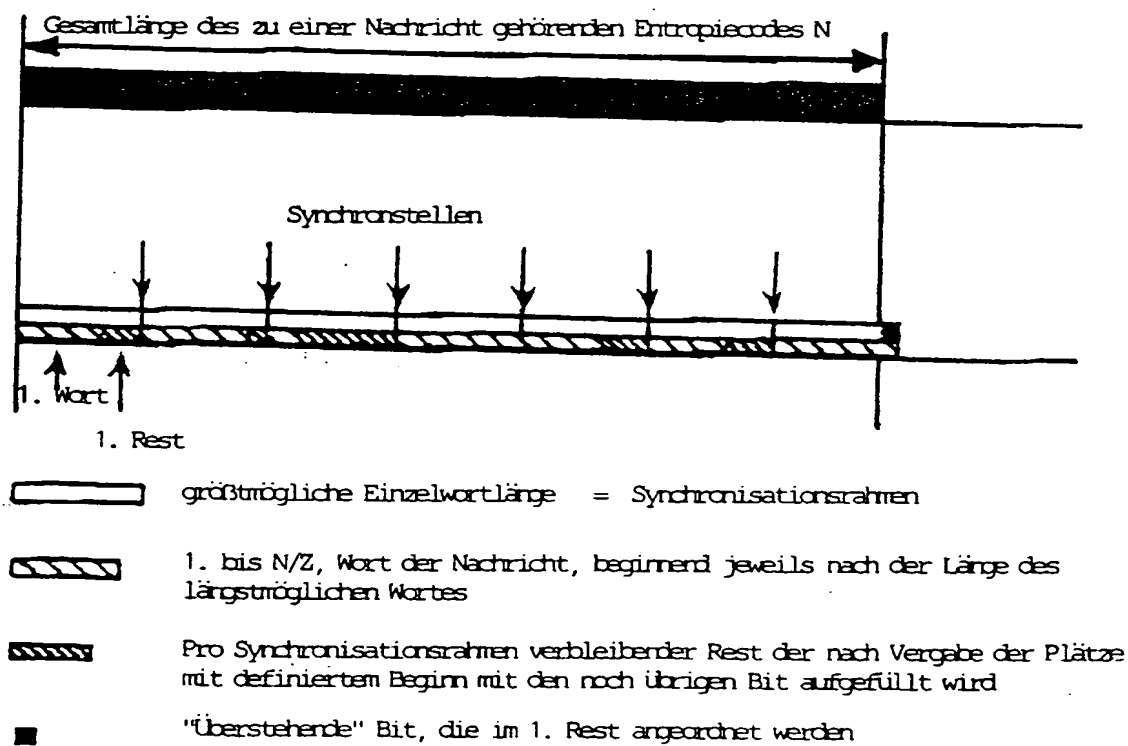


FIG. 2

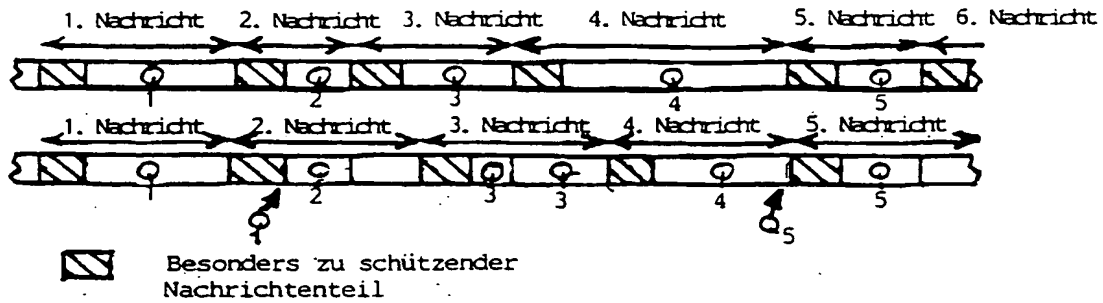


FIG. 3

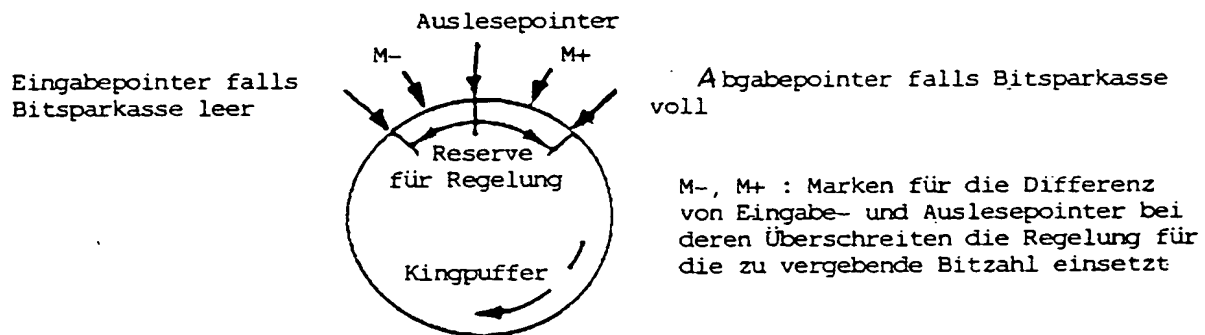


FIG. 4

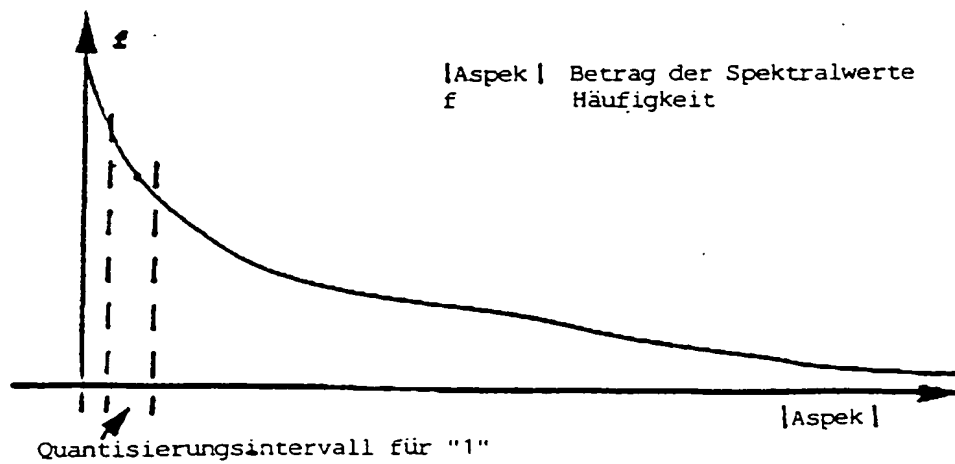


FIG. 5

**This Page Blank (uspto)**

(19)



Europäisches Patentamt  
European Patent Office  
Office européen des brevets



(11) Veröffentlichungsnummer: **0 612 156 A3**

(12)

## EUROPÄISCHE PATENTANMELDUNG

(21) Anmeldenummer: **94106503.9**

(51) Int. Cl.<sup>5</sup>: **H03M 7/42**

(22) Anmeldetag: **12.04.90**

(30) Priorität: **17.04.89 DE 3912605**

(43) Veröffentlichungstag der Anmeldung:  
**24.08.94 Patentblatt 94/34**

(60) Veröffentlichungsnummer der früheren  
Anmeldung nach Art. 76 EPÜ: **0 393 526**

(84) Benannte Vertragsstaaten:  
**AT BE CH DE DK ES FR GB GR IT LI LU NL SE**

(88) Veröffentlichungstag des später veröffentlichten  
Recherchenberichts: **07.09.94 Patentblatt 94/36**

(71) Anmelder: **FRAUNHOFER-GESELLSCHAFT  
ZUR FÖRDERUNG DER ANGEWANDTEN  
FORSCHUNG E.V.  
Leonrodstrasse 54  
D-80636 München (DE)**

(72) Erfinder: **Grill, Bernhard  
Am Schwabenweiler**

**D-91207 Lauf (DE)**

Erfinder: **Sporer, Thomas  
Wilhelmshavener Str. 29**

**D-90766 Fürth (DE)**

Erfinder: **Kürten, Bernd  
Eichenstr. 35**

**D-90587 Obermichelbach (DE)**

Erfinder: **Seitzer, Dieter  
Humboldtstr. 24**

**D-91054 Erlangen (DE)**

Erfinder: **Eberlein, Ernst  
Waldstr. 28b**

**D-91091 Grossenseebach (DE)**

Erfinder: **Brandenburg, Karl-Heinz  
Am Europakanal 40**

**D-91056 Erlangen (DE)**

(74) Vertreter: **Münich, Wilhelm, Dr.  
Kanzlei München, Steinmann, Schiller  
Wilhelm-Mayr-Str. 11  
D-80689 München (DE)**

(54) **Digitales Codierv Verfahren.**

(57) Beschrieben wird ein digitales Codierv Verfahren für die Übertragung und/oder Speicherung von akustischen Signalen und insbesondere von Musiksignalen, bei dem Abtastwerte des akustischen Signals mittels einer Transformation oder einer Filterbank in eine Folge von zweiten Abtastwerten transformiert werden, die die spektrale Zusammensetzung des akustischen Signals wiedergeben, und diese Folge von zweiten Abtastwerten entsprechend den Anforderungen mit unterschiedlicher Genauigkeit quantisiert und teilweise oder ganz mittels eines Optimalcodierers codiert wird, und bei dem bei der Wiedergabe eine entsprechende Decodierung und Rücktransformation erfolgt.

Das erfindungsgemäße Verfahren zeichnet sich dadurch aus, daß in an sich bekannter Weise ein Codierer verwendet wird, bei dem die Auftrittswahrscheinlichkeit des quantisierten Spektralkoeffizienten

mit der Länge des Codes derart korreliert ist, daß das Codewort umso kürzer ist, je häufiger der Spektralkoeffizient auftritt, und daß zur Reduzierung der Tabellengröße des Codierers entweder mehreren Elementen der Folge oder einem Wertebereich ein Codewort sowie gegebenenfalls ein Zusatzcode zugeordnet werden, und daß ein Teil der Codewörter variabler Länge in einem Raster angeordnet wird, und daß die restlichen Codewörter in die verbleibenden Lücken verteilt werden, so daß ohne vollständige Decodierung oder bei fehlerhafter Übertragung der Anfang eines Codeworts leichter gefunden werden kann.



Europäisches  
Patentamt

## EUROPÄISCHER RECHERCHENBERICHT

Nummer der Anmeldung  
EP 94 10 6503

EINSCHLÄGIGE DOKUMENTE			
Kategorie	Kennzeichnung des Dokuments mit Angabe, soweit erforderlich, der maßgeblichen Teile	Betrifft Anspruch	KLASSIFIKATION DER ANMELDUNG (Int.Cl.5)
D, Y D, A	WO-A-88 01811 (BRANDENBURG) * Seite 2, Zeile 7 - Seite 12, Zeile 15 * * Seite 20, Zeile 19 - Zeile 21 * * Seite 21, Zeile 2 - Zeile 7 *	1-5, 7, 10 20-23	H03M7/42
Y	US-A-3 717 851 (COCKE ET AL) * Spalte 1, Zeile 49 - Spalte 9, Zeile 57; Abbildungen 3, 4 *	1-5, 7, 10	
A	US-A-4 816 914 (ERICSSON) * Spalte 15, Zeile 26 - Spalte 16, Zeile 66; Abbildungen 13, 14 *	1	
A	US-A-4 813 056 (FEDELE) * Spalte 9, Zeile 18 - Spalte 11, Zeile 2; Abbildungen 4, 5 *	1	
A	EP-A-0 166 607 (KING) * Seite 16, Zeile 2 - Zeile 23 *	10	
A	US-A-4 475 174 (KANAYAMA) * Spalte 3, Zeile 51 - Spalte 4, Zeile 49; Abbildungen 1, 2 *	12	RECHERCHIERTE SACHGEBIETE (Int.Cl.5)
A	US-A-3 675 211 (RAVIV) * Spalte 1, Zeile 45 - Spalte 2, Zeile 26; Abbildung 6 * * Spalte 9, Zeile 54 - Spalte 10, Zeile 46 *	1	H03M
Der vorliegende Recherchenbericht wurde für alle Patentansprüche erstellt			
Recherchenort		Prüfer	
DEN HAAG		Feuer, F	
Abgabedatum der Recherche			
12. Juli 1994			
KATEGORIE DER GENANNTEN DOKUMENTE			
X : von besonderer Bedeutung allein betrachtet Y : von besonderer Bedeutung in Verbindung mit einer anderen Veröffentlichung derselben Kategorie A : technologischer Hintergrund O : mündliche Offenbarung P : Zwischenliteratur		I : der Erfindung zugrunde liegende Theorien oder Grundsätze E : älteres Patentdokument, das jedoch erst am oder nach dem Anmeldedatum veröffentlicht worden ist D : in der Anmeldung angeführtes Dokument L : aus andern Gründen angeführtes Dokument & : Mitglied der gleichen Patentfamilie, übereinstimmendes Dokument	

EP FORM 1503 (03.12.1993) (P0403)